

О ВОЗМОЖНОСТИ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ БС ДЛЯ РЕАЛИЗАЦИИ АЛГОРИТМОВ УПРАВЛЕНИЯ

О.В. Катаргин, В.И. Лысенко
(Новосибирск)

Рассматриваются некоторые особенности управления, определяющие принципы их реализации на вычислительных системах. Показывается принципиальная возможность параллельного выполнения алгоритмов управления на нескольких ЦВМ.

В работе рассматривается класс алгоритмов управления (АУ) нерегулярных больших систем (БС), функционирование которых является сложным циклическим многоступенчатым процессом. В этих системах [1], как правило, присутствуют элементы следующих типов:

- датчики информации о клиентах (ДК);
- датчики информации о состоянии элементов системы (ДЭ);
- исполнительные органы (управляемый объект УПО);
- управляющий объект (УО);
- устройства передачи информации (ПИ).

Функции управляющих объектов БС выполняют цифровые вычислительные машины, на которых реализованы АУ. Взаимодействие элементов в больших системах в процессе обслуживания клиента происходит в реальном времени, поэтому зачастую цифровые вычислительные машины (ЦВМ), реально существующие, не позволяют

в силу недостаточной производительности (быстродействия, объема оперативной памяти,...) решить ряд задач, связанных с управлением. В связи с этим в настоящее время является перспективным привлечение к решению задач управления вычислительных систем (ВС)[2], которые помимо увеличения производительности позволяют решить одну из важнейших для управляющих систем задач - повышение надежности УО.

Всякий алгоритм, в том числе и алгоритм управления большой системы, можно представить в виде графа [3].

$$G = (S, U), \quad (I)$$

где S - совокупность вершин графа, отражающих совокупность различных подалгоритмов алгоритмов управления большой системы;

U - совокупность дуг графа, отражающих логические взаимосвязи между определенными подалгоритмами.

Между входом и выходом рассматриваемого графа могут быть как один, так и несколько путей. Однако наличие нескольких путей между входом и выходом графа (I) не позволяет сделать вывод о возможности параллельного выполнения алгоритма управления на ВС, точно также как и один путь не свидетельствует о невозможности применения ВС, поскольку граф (I) устанавливает лишь порядок выполнения подалгоритмов [2].

В связи с этим, на основании анализа взаимосвязей вершин графа (I) предлагается строить граф, отражающий информационные*) взаимосвязи между подалгоритмами [2].

Преобразуем граф (I) в граф

$$G' = (S, U'), \quad (2)$$

где U' - совокупность дуг, отражающих информационные взаимосвязанности между подалгоритмами.

Наличие нескольких путей между входом и выходом графа (2) свидетельствует о возможности выполнения алгоритма управления на системе из параллельно соединенных ЦВМ. Один путь между входом и выходом говорит о том, что данный алгоритм управления может быть реализован на одной ЦВМ или на системе, состоящей из последовательно соединенных ЦВМ. Для решения информа -

*) В [2] под информационно зависимым оператором понимается оператор, выполняющий действия над результатами некоторого другого оператора.

ционных, счетных и других подобных задач такой вариант не представляет интереса, поскольку общее время решения на системе последовательно соединенных ЦВМ больше (за счет времени обмена), чем на одной ЦВМ той же производительности. Другое дело при решении задач управления. В этом случае иногда единственно приемлемое решение может быть получено при использовании системы из последовательно соединенных ЦВМ. Проиллюстрируем сказанное на примерах.

Пример I. Рассмотрим большую систему, обслуживающую одного клиента. Будем считать, что поступление информации с состоянием клиента и элементов системы от ДК и ДЭ, а также выдача управляющих сигналов на УПО производится синхронно и синфазно с некоторым периодом T , при этом запаздывание информации, передаваемой на УПО за счет времени счета не должно превышать некоторой величины $t_{\text{зап}}$. Кроме того, будем считать, что пропуск информации о состоянии клиента и всех элементов системы недопустимы, т.е. должна быть обработана каждая посылка, несущая информацию о состоянии клиента и всех элементов системы. Для выполнения этого условия время решения задачи управления t_p должно быть меньше T . Предположим, что ЦВМ, обеспечивающей решение задачи управления за $t_p < T$, не существует.

Решение такой задачи управления возможно лишь при использовании системы из n последовательно соединенных ЦВМ

$$n = \begin{cases} E\left(\frac{t_{\text{зап}}}{T - \tau}\right) & - \text{при целочисленном значении } \frac{t_{\text{зап}}}{T - \tau}, \\ E\left(\frac{t_{\text{зап}}}{T - \tau}\right) + 1 & - \text{в противном случае,} \end{cases}$$

где E - целая часть от $\frac{t_{\text{зап}}}{T - \tau}$;
 τ - время обмена между машинами;
 n - количество ЦВМ.

В этом случае алгоритм управления разбивается на последовательных, информационно зависимых подалгоритмов и, исходя из объема вычислений и времени решения каждого подалгоритма $t = T - \tau$, выбирается n ЦВМ необходимой производительности. Очевидно, что при последовательном соединении ЦВМ загрузка их от начала функционирования также происходит последовательно

(по тактам). Тактом функционирования системы будем называть время разового решения алгоритма (подалгоритма) управления Т.

После поступления информации о клиенте и элементах системы в первом такте из всех ЦВМ работает одна ЦВМ, во втором такте - две ЦВМ и т.д. С n -го такта функционирования системы работают с полной загрузкой n ЦВМ ВС, при этом информация выдается с периодом T , а время запаздывания не превышает допустимого значения.

Каждая последующая ЦВМ ожидает поступления информации от предыдущей и первые такты работы простаивают (работа в режиме ожидания). Суммарное время простоя n ЦВМ равно

$$t_{np} = T + 2T + \dots + (n-1)T = \frac{n(n-1)}{2}T.$$

В качестве величины, характеризующей загрузку всех ЦВМ за время функционирования системы $t_{об}$, примем отношение

$$K_{з,1} = \frac{n t_{об} - t_{np}}{n t_{об}} = 1 - \frac{n-1}{2m},$$

где $K_{з,1}$ - коэффициент загрузки n ЦВМ ВС;

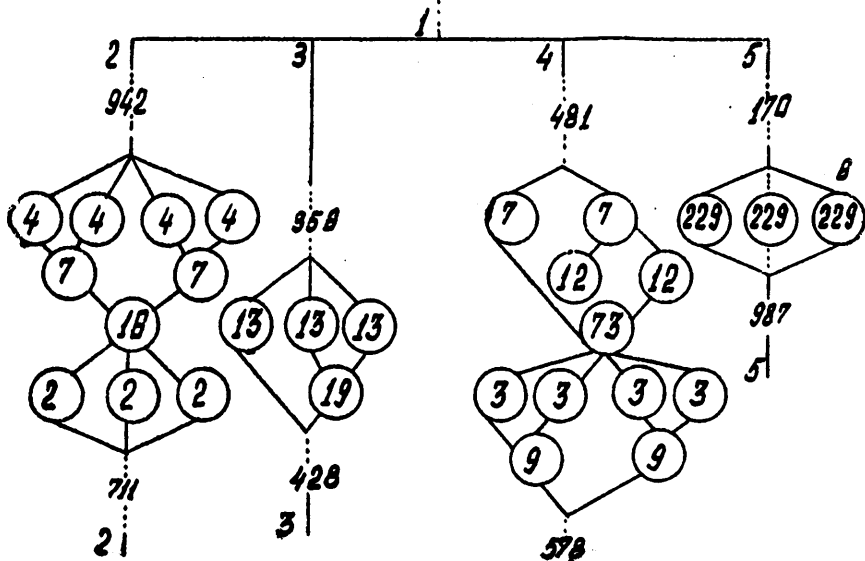
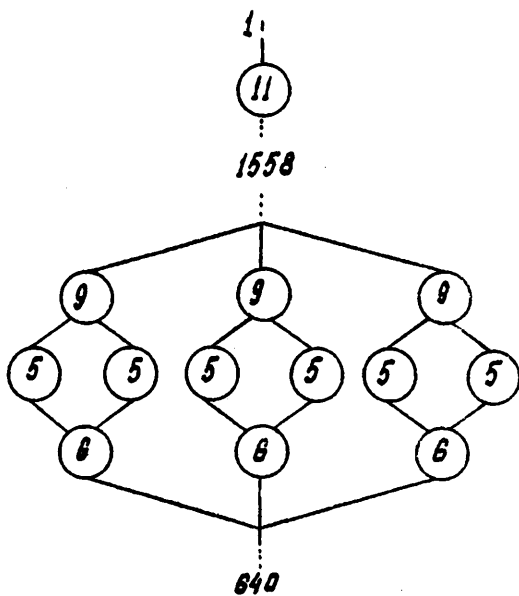
$m = \frac{t_{об}}{T}$ - количество тактов функционирования большой системы.

Из последнего отношения легко видеть, что с увеличением количества последовательно соединенных ЦВМ коэффициент загрузки уменьшается и при $n = m$ составляет около 0,5, а при $n > m$ - даже меньше 0,5. Значит, реализация алгоритма управления на последовательно соединенных ЦВМ может иметь место только в случае $n \leq m$, т.е. когда количество ЦВМ значительно меньше количества тактов работы рассматриваемой системы.

Пример 2. Пусть ЦВМ, обеспечивающей решение задачи, не существует, а упрощенный граф связей [2] алгоритма управления имеет вид, представленный на рисунке, тогда возможны различные варианты решения данной задачи.

Граф связей имеет в своей структуре как информационно зависимые дуги, так и информационно независимые. Если одна ЦВМ не обеспечивает решения задачи управления, то для реализации можно привлечь несколько ЦВМ.

Каждую ветвь связей будем характеризовать объемом вычислений [2]. Однако объем вычислений никаких ограничений на реализацию алгоритма управления не накладывает, если время решения



Упрощенный граф связей алгоритма управления БС,
обслуживающей одного клиента

не ограничено. В алгоритмах управления время обработки информации должно быть по возможности минимальным. Поэтому каждую ветвь будем характеризовать отношением объема вычислений ко времени, за которое этот объем вычислений должен быть выполнен.

$$B_i = \frac{V_i}{t_i},$$

где V_i - объем вычислений, i -ой ветви графа связей алгоритма управления;

t_i - время, за которое должен быть выполнен V_i ;

B_i - быстродействие, необходимое для реализации i -той ветви графа на ЦВМ (без учета времени обмена между ЦВМ).

Алгоритм управления можно реализовать на системе ЦВМ, часть из которых соединены последовательно, а часть - параллельно. Для примера рассмотрим один из возможных вариантов реализации данного алгоритма управления на нескольких ЦВМ;

- ветвь графа 1-1 на ЦВМ₁ с быстродействием $B_1 + \Delta$;

- ветвь графа 2-2 на ЦВМ₂ с быстродействием $B_2 + \Delta$;

- ветвь графа 3-3 на ЦВМ₃ с быстродействием $B_3 + \Delta$;

- ветвь графа 4-4 на ЦВМ₄ с быстродействием $B_4 + \Delta$;

- ветвь графа 5-5 на ЦВМ₅ с быстродействием $B_5 + \Delta$;

где Δ - приращение к быстродействию ЦВМ, необходимое для компенсации времени обмена информацией между машинами.

При такой реализации АУ в первом такте работает только ЦВМ₁, а остальные ЦВМ находятся в режиме ожидания. Лишь начи-

ная со второго такта функционирования будут загружены все ЦВМ. Легко видеть, что суммарное время простоя ЦВМ равно $4T$, а для аналогичного соединения из n ЦВМ равно $(n-1)T$, т.е. по сравнению с предыдущим примером оно меньше в $\frac{n}{2}$ раз, а коэффициент загрузки ЦВМ равен

$$K_{32} = \frac{n t_{об} - t_{пр}}{n t_{об}} = 1 - \frac{n-1}{n}$$

Однако реализация подобного алгоритма управления на ЦВМ связана с рядом трудностей: использовать ли машины разного быстродействия для каждой ветви или ставить n машин с максимальным быстродействием

$$B = \max \{B_1, B_2, B_3, \dots, B_n\}.$$

Эти вопросы в сообщении не рассматриваются.

Пример 3. Рассмотрим большую систему, обслуживающую n клиентов, в общем случае различных. Период выдачи управляющих сигналов для каждого клиента равен T . Остановимся на варианте обслуживания n клиентов одновременно. Наличие n различных клиентов предполагает в алгоритме управления n независимых информационных ветвей, что свидетельствует о возможности реализации данного алгоритма управления на ВС. При отсутствии информации от одного или нескольких клиентов система оказывает "помощь" в обслуживании оставшихся клиентов.

Когда большая система рассчитана на одновременное обслуживание n клиентов, а на управляющий объект поступили заявки от $n + 1$ клиента одновременно, то $(n + 1)$ -ый клиент будет обслуживаться системой только после того, когда закончено обслуживание одного (любого) из n клиентов.

Анализ алгоритмов управления рассматриваемого класса позволяет сделать следующие выводы:

- при большом числе клиентов в сложной системе алгоритм управления, во-первых, ветвится по числу клиентов (не исключая обмен информацией между клиентами), а во-вторых, даже при управлении одним клиентом могут существовать информационно не связанные ветви с большим объемом вычислений;

- для примеров 1 и 2, приведенных в сообщении, применение ВС может не оправдывать себя, если существуют ЦВМ, позволяющие реализовать данный алгоритм управления, т.к. на ВС время решения будет больше за счет времени обмена между машинами;

- алгоритмы управления больших систем рассматриваемого класса имеют ветвящуюся структуру и могут быть реализованы на ВС;

- только практическое отсутствие ВС вынуждает реализовать АУ больших систем на одной ЦВМ, что иногда вызывает неоправданные трудности в реализации и загромождении АУ, связанные с невозможностью реализации более точных алгоритмов из-за быстродействия и объема памяти ЦВМ.

Л И Т Е Р А Т У Р А

1. А.Ф. Кулаков. О соотношениях между цифровыми вычислительными машинами и алгоритмами управления в сложных системах. Известия АН СССР.-Техническая кибернетика, № 4, 1966.
2. Э.В. Евреинов, Ю.Г. Косарев. Однородные универсальные вычислительные системы высокой производительности. Новосибирск, изд-во "Наука", 1966.
3. К. Берж. Теория графов и её применение. М., изд-во ИЛ, 1962.